



Influence de l'auto-organisation sur la capacité des réseaux ad hoc

Hervé Rivano, Fabrice Theoleyre, Fabrice Valois

► **To cite this version:**

Hervé Rivano, Fabrice Theoleyre, Fabrice Valois. Influence de l'auto-organisation sur la capacité des réseaux ad hoc. AlgoTel 2005 - Rencontres Françaises sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications, May 2005, Presqu'île de Giens, France. inria-00406122

HAL Id: inria-00406122

<https://hal.inria.fr/inria-00406122>

Submitted on 2 Jun 2020

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Influence de l'auto-organisation sur la capacité des réseaux ad hoc

Hervé Rivano, Fabrice Theoleyre, Fabrice Valois

CNRS - Projet 13S/INRIA MASCOTTE, INRIA Sophia Antipolis, Email : Herve.Rivano@sophia.inria.fr
CITI - Projet INRIA ARES - INSA Lyon, Email : {fabrice.theoleyre,fabrice.valois}@insa-lyon.fr

Les réseaux ad hoc tirent parti de la collaboration des nœuds pour acheminer des informations. Si de nombreuses approches ont vu le jour, la problématique du routage demeure un point crucial. Deux approches se détachent : une première résidant dans une vision à plat du réseau et une seconde, plus récente, où le routage repose sur une auto-organisation du réseau. Il s'agit de fournir une solution d'organisation afin de tirer parti des propriétés structurelles et d'améliorer des services tels que le routage. Les performances obtenues sont intéressantes bien que les auto-organisations réduisent le nombre de liens radio effectivement utilisés. Nous proposons donc ici de quantifier les changements, en terme de bande passante disponible, entre un réseau à plat et un réseau structuré.

Keywords: réseaux ad hoc, auto-organisation, routage, capacité, optimisation, simulation

1 Introduction et motivations

Les réseaux ad hoc sont des réseaux radio multi-sauts où chaque mobile collabore à la vie du réseau afin de permettre l'acheminement d'information [1]. Le problème clef est alors la conception d'un protocole de routage distribué. Classiquement, les protocoles de routage ont une vision à plat : tous les nœuds sont indifférenciés et participent activement à l'acheminement des paquets, sans tenir compte de la naturelle hétérogénéité d'un tel réseau. Dans OLSR [2], chaque nœud envoie des paquets de topologie dans tout le réseau afin de construire proactivement des routes optimales. De nombreux travaux se sont alors focalisés sur la notion d'auto-organisation des réseaux ad hoc [3, 4, 5]. Parmi les travaux sur l'auto-organisation, nous avons introduit dans [4] la notion de topologie virtuelle fondée sur la construction d'un ensemble dominant connexe modélisant une dorsale, à partir de laquelle nous proposons la création de zones de services (*cluster*). L'évaluation du comportement d'une telle topologie virtuelle montrant de bonnes propriétés de stabilité et de persistance dans le temps, nous avons proposé VSR, une solution de routage basée sur cette auto-organisation [5]. En dehors de la partie évaluation de performances (longueur moyenne des routes, taux de livraison de paquets, etc.), il est important d'étudier l'impact des solutions d'auto-organisation sur le trafic que peut écouler le réseau ad hoc en terme de capacité. En effet, les solutions d'auto-organisation permettent de simplifier la topologie du réseau en réduisant le nombre de liens radio utilisés.

La prochaine section introduira quelques hypothèses de travail et les notations utilisées par la suite. La section 3 détaillera la modélisation de l'émission d'un paquet. L'évaluation de la capacité sera donnée dans la section 4. Nous concluons alors ce travail en donnant quelques perspectives dans la section 5.

2 Hypothèses et modélisation du trafic

Pour la modélisation du partage de la ressource radio entre les nœuds, nous ferons les hypothèses suivantes sur le comportement du médium radio et le routage dans le réseau :

1. Couche MAC idéale et canal radio parfait, i.e. canal sans erreur.
2. Communication *unicast* bidirectionnelle : un flux du nœud u au nœud v génère un trafic d'acquittement identique à un facteur α près de v à u , et empêche les voisins de u et v d'accéder au médium.
3. Une requête $(f_{u,v})$ sur $u \rightarrow v$ génère une réponse sur la route inverse $v \rightarrow u$, d'intensité $\beta f_{u,v}$.
4. Trafic de contrôle émis en *broadcast* empêchant tous les 2-voisins de la source d'émettre ou recevoir.

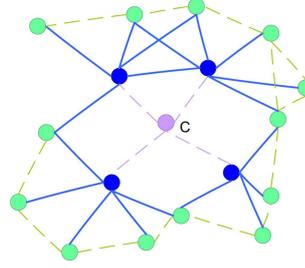


FIG. 1: 2-Voisinage centré sur le nœud C

Notations On note BP la bande passante radio disponible, i.e. le volume maximum de trafic pouvant être écoulé sur le canal. Pour chaque connexion p dans le réseau, on note $f(p)$ son débit.

- Soit u un nœud du réseau. On note $T(u)$ le trafic total émis par u : $T(u) = \sum_{v \in \Gamma(u)} T(u, v) + T_c(u)$ où :
- $\Gamma^k(u)$ est le k -voisinage de u , i.e. l'ensemble des nœuds à moins de k sauts de u . On note $\Gamma^1(u) = \Gamma(u)$.
 - $T(u, v)$ est le trafic *unicast* de u vers v . Celui ci est composé des
 - paquets de données transmis le long des chemins passant par (u, v) , $\sum_{p \ni (u, v)} f(p)$,
 - paquets de réponse pour les données envoyées sur les chemins passant par (v, u) , $\sum_{p \ni (v, u)} \beta f(p)$,
 - acquittements des paquets envoyés sur l'arc (v, u) , $\alpha (\sum_{p \ni (v, u)} f(p) + \sum_{p \ni (u, v)} \beta f(p))$
 - $T_c(u)$ est le trafic de contrôle et maintenance de topologie envoyé par u à ses voisins en mode *broadcast*
 - $\Delta^k(u)$ est le nombre de k -voisins, i.e. $|\Gamma^k(u)|$. On note, $\Delta(u) = \Delta^1(u)$.

3 Modélisation de l'accès concurrent au médium radio

Nous souhaitons évaluer la capacité du réseau en terme de quantité de trafic généré. Pour cela, nous exprimons des ensembles de contraintes s'exerçant sur la capacité disponible aux communications passant par le voisinage d'un nœud c quelconque (cf. figure 1). Le premier ensemble sous-estime cette capacité, tandis que le deuxième est un cas "idéal".

À partir de ces contraintes locales, on obtient un programme linéaire donnant, selon l'ensemble utilisé, une borne supérieure ou inférieure à la capacité globale du réseau.

Borne inférieure Le partage de la bande passante radio peut être sous-estimé de la façon suivante :

$$\forall c, \forall u \in \Gamma^2(c), \quad T(u) \leq \frac{BP}{\Delta^2(c)} \quad (1)$$

$$\forall u, \forall v \in \Gamma(u) \setminus \{c\}, \quad T(u, v) \leq \frac{\sum_{v \in \Gamma(u)} T(u, v)}{\Delta(u)} \Rightarrow \frac{T_c(u)}{\Delta(u) - 1} + T(u, v) \leq \frac{T(u)}{\Delta(u) - 1} \quad (2)$$

Localement, la bande passante est équitablement répartie entre tous les nœuds en situation potentielle de brouillage : le centre et ses 2-voisins quand ils émettent du trafic. Toutes les communications sont supposées envoyées de façon séquentielle. La deuxième contrainte exprime tout d'abord qu'un nœud ne peut pas envoyer vers un voisin v plus que le trafic moyen vers tous les 1-voisins, i.e. la bande passante est équitablement répartie. De plus, le trafic global qu'un nœud envoie à v est composé du trafic de données vers v et d'une partie du trafic de contrôle, équitablement réparti entre tous les 1-voisins. Un trafic sur une arête bloquant toutes les arêtes du 2-voisinage, le trafic de *broadcast* suit la même modélisation pour les interférences que le trafic *unicast*.

Borne Supérieure Nous considérons un modèle optimiste de répartition de la bande passante fondé sur l'hypothèse (1) de couche MAC idéale : il suppose, entre autre, que deux nœuds en contention ne tentent jamais d'accéder simultanément au canal, et que la bande passante est utilisée de façon optimale. Le canal radio se comporte comme une entité centralisée qui donnerait une portion équitable de la bande passante à chaque nœud. Il est important de noter que plusieurs nœuds peuvent communiquer simultanément, ce qui est lié à la notion de stable dans un graphe [6].

La sélection des communications ayant accès au médium se fait en les traitant dans un ordre aléatoire équiprobable. La communication (u,v) est sélectionnée si elle n'est pas bloquée par une communication précédemment sélectionnée, i.e. aucune autre communication dont une des extrémités est voisine de u ou v n'a été sélectionnée auparavant.

Cet algorithme génère des ensembles de communications, maximaux pour l'inclusion, pouvant s'établir sans brouillage réciproque. Si on note G_c le graphe des communications dans la zone de contention d'un nœud c ($\Gamma^2(c)$), ces ensembles sont donc des stables maximaux du graphe $L_{1,2}(\mathcal{L}(G_c))$ ^{† ‡}. Enfin, si on note $T(I)$ la bande passante allouée au stable I , la bande passante disponible pour c est :

$$T(c) \leq BP - \sum_I T(I) - \sum_{u \in \Gamma(c)} T_c(u) \quad (3)$$

Il n'est toutefois pas souhaitable d'avoir une modélisation qui utilise explicitement une variable par stable : il en existe un nombre exponentiel. Notons que $T(I)$ est proportionnel à la probabilité $P(I)$, probabilité que le stable I soit sélectionné par le canal. $P(I)$ n'étant calculable qu'à partir de la connaissance de tous les stables, le calcul de $P(I)$ est alors exponentiel. Nous proposons de construire une estimation de $P(I)$, notée $freq(I)$, telle que $freq(I)$ est obtenue statistiquement à partir d'un nombre significatif de tirages aléatoires d'ordre de communications. Ainsi : $T(I) = freq(I) \cdot (BP - T(c) - \sum_{u \in \Gamma(c)} T_c(u))$.

La bande passante du lien (u, v) est la somme des bandes passantes allouées aux stables contenant (u, v) :

$$T(u, v) \leq \sum_{I \ni (u, v)} T(I) \leq \left(BP - T(c) - \sum_{x \in \Gamma(c)} T_c(x) \right) \cdot \sum_{I \ni (u, v)} freq(I) \quad (4)$$

$\sum_{I \ni (u, v)} freq(I)$ étant exactement la probabilité que la communication (u, v) soit sélectionnée par le canal :

$$T(u, v) \leq \left(BP - T(c) - \sum_{x \in \Gamma(c)} T_c(x) \right) \cdot freq(u, v) \quad (5)$$

Où $freq(u, v)$ est l'estimation statistique de $P(u, v)$, probabilité que le lien (u, v) soit sélectionné.

Il est nécessaire de prendre en compte, en sus, le trafic de contrôle nécessaire aux différents protocoles de routage. Lorsqu'un voisin de c émet un paquet de contrôle, c ne peut pas émettre simultanément (déjà traduit dans l'équation 5). Enfin, les 2-voisins de c , dans leur proportion de temps de parole, répartissent leur trafic de contrôle et de données. Ainsi nous avons la contrainte supplémentaire :

$$\forall w \in \Gamma^2(c), \left(\sum_{u \in \Gamma(c)} T(w, u) \right) + T_c(w) \leq \left(BP - T(c) - \sum_{x \in \Gamma(c)} T_c(x) \right) \cdot \sum_{v \in \Gamma(c)} freq(w, v) \quad (6)$$

4 Résultats

Des simulations sous OPNET des 2 protocoles de routage VSR et OLSR ont permis d'obtenir toutes les données d'entrées : topologie radio, surcoût protocolaire, routes construites. Nous considérons 2 types de réseau : un réseau ad hoc où un nœud peut communiquer potentiellement avec tous les autres, et un réseau hybride où un nœud ne communique que vers un nœud particulier, le point d'accès. Ces données d'entrée sont ensuite injectées dans Cplex [7] après avoir traduit les équations de contraintes précédentes.

Nous proposons les fonctions d'évaluation suivantes :

- Max-sum ($Max \sum_{(u, v)} T(u, v)$) cherchant à maximiser la quantité globale de flux généré. Ainsi, un flux n'étant comptabilisé que par la source, les flux de longueur unitaire seront privilégiés.
- Max-sum-dist ($Max \sum_{(u, v)} T(u, v) \cdot l(u, v)$) cherchant à maximiser la quantité globale de flux émis ou relayé. En tenant compte de la longueur des chemins ($l(u, v)$), nous traitons de façon équivalente les chemins courts et longs.

[†] \mathcal{L} le *linegraph* de $G(V, E)$ est le graphe $G'(V', E')$ tel que les sommets V' de G' sont les arêtes E , et il existe une arête entre 2 sommets de V' ssi les arêtes correspondantes possèdent un sommet commun dans G

[‡] $L_{1,2}(X)$ représente le graphe avec les sommets de X , tel qu'il existe une arête entre 2 sommets s'ils sont à distance 1 ou 2 dans X .

		Borne Inférieure		Borne Supérieure	
		à plat (OLSR)	organisé (VSR)	à plat (OLSR)	organisé (VSR)
Réseau ad hoc	Max-sum	8706	8540	44284	38201
	Max-sum-dist	7458	7351	39445	34453
Réseau hybride	Max-sum	886	1087	5167	4987
	Max-sum-dist	518	784	3429	3524

TAB. 1: Flux maximum écoulés en kbps

Les bornes inférieures et supérieures, quoique différentes, sont toujours du même ordre de grandeur. Nous pouvons remarquer que la capacité d'un réseau ad hoc semble plus importante que celle d'un réseau hybride, les routes étant plus distribuées, et de longueur potentiellement faible. Dans un réseau ad hoc, une organisation à plat semble pouvoir écouler plus de trafic. Néanmoins, la capacité d'un réseau organisé, bien que supprimant certains liens radio, semble pouvoir offrir une capacité proche. Dans un réseau hybride, l'ordre s'inverse : une approche organisée permettrait d'acheminer plus de trafic en répartissant plus les routes. Une auto-organisation ne diminuerait donc pas de façon significative la capacité d'un réseau, tout en proposant, d'après [4], une vue plus simplifiée et plus stable de la topologie.

5 Conclusions et perspectives

Dans cette étude, nous nous intéressons à l'évaluation de la capacité d'un réseau ad hoc. Nous appelons capacité le flux maximum de données que peut écouler une topologie en tenant compte des contraintes radio, du routage et des paquets de contrôle. Deux types de réseaux ad hoc sont étudiés : un réseau à plat échangeant pro-activement des paquets de topologie dans tout le réseau (OLSR) puis un exemple de réseau auto-organisé construisant des routes mixant proactif et réactif (VSR). Nous avons proposé un modèle de partage du médium radio centré sur un nœud et son 2-voisinage. L'estimation est basée sur le calcul d'une borne inférieure et une borne supérieure. La borne inférieure traduit une contention où la bande passante est partagée équitablement et de façon exclusive entre tous les nœuds du 2-voisinage tandis que la borne supérieure tient compte du fait que plusieurs nœuds du 2-voisinage peuvent communiquer simultanément sans pour autant se brouiller mutuellement. Nous observons qu'une organisation n'est pas préjudiciable à la capacité du réseau. Néanmoins, ces résultats nécessitent de profondes investigations afin de comprendre le lien entre propriétés structurelles de la topologie (connexité, densité moyenne, variance de la densité, etc.) et la variation de la capacité du réseau. De plus, il apparaît nécessaire, à l'issue de cette première étude, d'affiner l'estimation des bornes.

Références

- [1] I. Chlamtac, M. Conti, J. J.-N. Liu, *Mobile ad hoc networking : imperatives and challenges* Ad hoc Networks Journal, 13-64, 2003.
- [2] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (olsr). RFC 3626, IETF, 2003.
- [3] J. Wu and F. Dai. A distributed formation of a virtual backbone in manets using adjustable transmission ranges. In *International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, Tokyo, Japan, March 2004. IEEE.
- [4] F. Theoleyre, F. Valois, *A Virtual Structure for Mobility Management in Hybrid Networks* Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Atlanta, USA, March 2004. IEEE
- [5] F. Theoleyre, F. Valois, *Virtual Structure Routing in Ad Hoc Networks* International Conference in Communications (ICC), Seoul, Korea, May 2005. IEEE
- [6] C. Berge, *The Theory of Graphs*, Dover Publications Inc., 2001.
- [7] ILOG CPLEX. <http://www.ilog.com/products/cplex/index.cfm>. (v7.5).